

(19)日本国特許庁 (J P)

(12)公表特許公報 (A)

(11)特許出願公表番号

特表平8-504977

(43)公表日 平成8年 (1996) 5月28日

(51)Int. Cl. <sup>6</sup>

G 0 6 F 9/38

識別記号

3 5 0 A 7230-5B

3 7 0 C 7230-5B

庁内整理番号

F I

審査請求 未請求 予備審査請求 有 (全 57 頁)

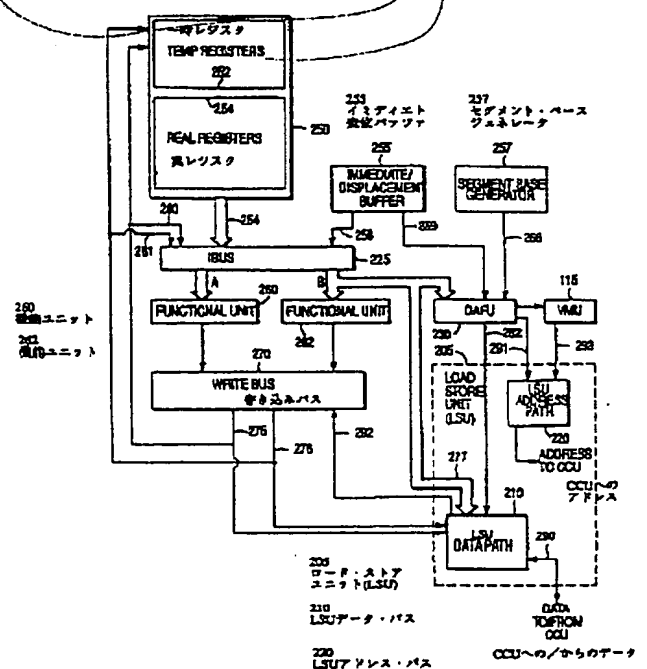
(21)出願番号 特願平6-509063  
(86)(22)出願日 平成5年 (1993) 9月3日  
(85)翻訳文提出日 平成7年 (1995) 3月29日  
(86)国際出願番号 P C T / U S 9 3 / 0 8 3 3 1  
(87)国際公開番号 W O 9 4 / 0 8 2 8 7  
(87)国際公開日 平成6年 (1994) 4月14日  
(31)優先権主張番号 0 7 / 9 5 4 , 0 8 4  
(32)優先日 1992年9月29日  
(33)優先権主張国 米国 (U S)  
(81)指定国 E P (A T , B E , C H , D E ,  
D K , E S , F R , G B , G R , I E , I T , L U , M  
C , N L , P T , S E ) , J P , K R

(71)出願人 セイコーエプソン株式会社  
東京都新宿区西新宿2丁目4番1号  
(72)発明者 センター シェリル  
アメリカ合衆国 カリフォルニア州 9501  
4 クパチーノ、セレステ サークル 2074  
6  
(72)発明者 ワング ジョハネス  
アメリカ合衆国 カリフォルニア州 9406  
2 レッドウッド シティ、キングストリ  
ート 25  
(74)代理人 弁理士 鈴木 喜三郎 (外1名)

(54)【発明の名称】 スーパースカラ・マイクロプロセッサにおけるロード及び/又はストア動作を扱うシステム及び方法

(57)【要約】

本発明はRISC型スーパースカラ・アーキテクチャ環境に於いて、メモリからの読み出し及びメモリへの書き込み或いは入出力に必要な、ロード及びストア・オペレーションを管理するためのシステム及び方法を提供するものである。このタスクを行うためにロード・ストア・ユニットが設置され、ロード・ストア・ユニットの主な目的は可能な限りロード要求をアウト・オブ・オーダーで行い、ロード・データを命令実行ユニットが使用できるように最大速度で返すことである。ロード・オペレーションはアドレス衝突も書き込み実行待ちも存在しない時にのみアウト・オブ・オーダーで実行できる。アドレス衝突が発生するのは、先行の命令が書き込み中の記憶場所に於いて読み出しが要求された時である。書き込み実行待ちとは先行の命令がストア・オペレーションを要求したが、ストア・アドレスが未だ計算されていない状態をいう。データ・キャッシュ・ユニットは8バイトの位置合わせされていないデータを返す。このデータが命令実行ユニットに戻される前に、ロード/ストア・ユニットがこのデータを正しく位置合わせする。従って、ロード・スト



## 【特許請求の範囲】

特許請求の範囲は以下の通りである。

1. プログラム・ストリームを実行するマイクロプロセッサ・システムで、前記マイクロプロセッサ・システムは、

(a) 命令ストアから命令を取りだして予め決められた複数の前記命令を命令バッファに供給する命令フェッチ・ユニットと、

(b) 前記命令フェッチ・ユニットに連結された、前記命令バッファからの前記複数の前記命令をアウト・オブ・オーダーで実行する実行ユニットで、前記実行ユニットはロード要求をメモリ・システムに対してアウト・オブ・オーダーでストア要求をイン・オーダーで行なうように適性化されたロード・ストア・ユニットを備え、前記ロード・ストア・ユニットは、

(i) 実行中の前記複数の前記命令に対応する複数のアドレスを管理するように適性化されたアドレス・バスと、

(ii) アドレス衝突及び書き込み実行待ちが実行中前記複数の前記命令の各々の間に存在するか否かを検出して信号を送るアドレス衝突手段で、アドレス衝突も書き込み実行待ちも検出されなければ前記ロード・ストア・ユニットが前記ロード要求を実行する、アドレス衝突手段と、

(iii) ロード及び/又はストア・データを前記メモリ・システム及び前記実行ユニット間で伝送するデータ・バスで、前記データ・バスは前記メモリ・システムから返されたデータを位置合わせし、それによりワード境界と一致するデータが前記メモリから正しいアライメントで前記実行ユニットに返されるように構成されたデータ・バスと、

を有する、実行ユニットと、  
から成ることを特徴とするマイクロプロセッサ・システム。

2. 前記アドレス・バスは前記ロード及び/又は前記ストア要求の上位バイト及び下位バイトを格納するための複数のアドレス・バッファを含むことを特徴とする請求項1に記載のシステム。

3. 前記データがワード境界と一致する場合、前記ロード・ストア・ユニット

13. 前記ロード/ストア・データ・バスにストア・データを直接供給するために記憶ユニットの結果を監視する(スヌーピング)手段からさらに成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

14. 前記ロード・ストア・ユニットが浮動小数点演算用に別個のロード/ストア・データ・バスを含むことを特徴とする請求項1に記載のシステム。

15. 前記実行ユニットにはレジスタ・ファイルが含まれ、レジスタ・ファイルには複数の実バッファ及び複数の一時バッファが含まれることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

16. ロード命令をアウト・オブ・オーダーで実行する実行ユニットを有するRISC型スーパースカラ・マイクロプロセッサに於いて、メモリ素子との間のロード並びにストア要求を管理する方法で、その方法は、

(1) 命令ウィンドウから選択された命令のアドレスを計算し、前記アドレスを一つのロード・ストア・ユニットに転送するステップと、

(2) 前記命令がロード・オペレーション、ストア・オペレーション、実行オペレーション、或いは前記ロード、前記ストア、及び前記実行の各オペレーションの組み合わせを伴うか否かを決定するステップと、

(3) 前記命令にロード・オペレーションが含まれる場合、アドレス衝突及び書き込み実行待ちが存在するか否かを検査し、そして前記検査の結果を知らせるステップと、

(4) 優先度スキーム及び前記検査ステップ(3)の結果に基づき前記メモリ素子に要求を行なうステップと、

(5) 要求されたデータを前記ロード・オペレーション及び/又は前記ストア・オペレーションから前記ロード・ストア・ユニットのデータ・バス部分に於いて受け取るステップと、

(6) 前記要求データが位置合わせされていないデータである場合、前記要求データの位置合わせを行なうステップと、

から成ることを特徴とするロード及びストア要求を管理する方法。

が複数のメモリ要求をメモリに対して行なう手段を含むことを特徴とする請求項1に記載のシステム。

4. 前記ロード・ストア・ユニットに接続され、前記複数の命令用のアドレスを計算するために適性化されたデータ・アドレス機能ユニットからさらに成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

5. 仮想アドレスから生成される物理アドレス変換を前記実行ユニット及び前記ロード・ストア・ユニットに供給されるように適性化された仮想メモリユニットからさらに成ることを特徴とする請求項4に記載のシステム。

6. 前記ロード・ストア・ユニットはメモリ要求を行なう前に前記データ・アドレス機能及び前記仮想メモリユニットからの物理アドレスを必要とすることを特徴とする請求項5に記載のシステム。

7. 前記命令がCISC型命令であり、そして前記命令実行ユニットが前記CISC型命令をRISC型命令にデコードするデコード手段から成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

8. 前記ロード・ストア・ユニットがメモリから受け取るデータを行き先レジスタの元々の内容とマージさせる手段から成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

9. 前記データ・バスにロード及び/又は実行データを直接伝送し、それによって後続のストア・オペレーションがその後直ちに実行されるようにするために前記実行ユニット及び前記ロード/ストア・データ・バス間にデータ線を備えることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

10. 前記命令バッファ中の命令の比較的新しさを示す履歴ポイントからさらに成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

11. 前記衝突手段が、アドレス衝突又は実行待ちストア・アドレスが存在するかどうかを決定することによってロード依存性を示すことを特徴とする請求項1に記載のシステム。

12. システムの状態を不正に変更するようなロード・バイパスを防止する手段からさらに成ることを特徴とする請求項1に記載のシステム。

17. 発行のステップ(1)は前記命令に対してデータ依存性検査を行なうステップを含むことを特徴とする請求項16に記載の方法。

18. 前記命令の結果を一時バッファ内の、予め決められた場所に書き込むステップからさらに成ることを特徴とする請求項16に記載の方法。

19. 前記一時バッファをバイパスすることによって前記ロード・ストア・ユニットにデータを供給するステップからさらに成ることを特徴とする請求項18に記載の方法。

20. 全てのストア・オペレーション要求をプログラムの順序に行なうステップからさらに成ることを特徴とする請求項16に記載の方法。

21. システムの状態を不正に変更するようなロード・オペレーションのロード・バイパスを防止するステップからさらに成ることを特徴とする請求項16に記載の方法。

22. メモリから受け取ったデータを行き先レジスタの元々の内容とマージさせるステップからさらに成ることを特徴とする請求項16に記載の方法。

## 【発明の詳細な説明】

スーパースカラ・マイクロプロセッサにおけるロード及び/又は  
ストア動作を扱うシステム及び方法  
(SYSTEM AND METHOD FOR HANDLING LOAD AND/OR STORE  
OPERATIONS IN A SUPERSCALAR MICROPROCESSOR)

発明者： シェリルD. センター (Cheryl D. Senter)  
ジョハネス・フング (Johannes Fung)

## 関連特許出願の引続

本出願は本出願の代理人に譲渡されている下記の出願に関連するものである。すなわち、ニューエン (Nguyen) その他による1991年7月8日出願の米国特許出願番号 07/727, 058 (代理人整理番号SP021)、「拡張可能RISCマイクロプロセッサ・アーキテクチャ」(EXTENSIBLE RISC MICROPROCESSOR ARCHITECTURE)、及び 058出願の継続出願である。1992年1月8日出願の出願番号07/817, 309に関連する。上記出願の開示を参照することによって当該特許出願の明細書の記載内容が本明細書に組み込まれているものとする。

## 発明の背景

## 1. 産業上の利用分野

本発明は一般的にはスーパースカラ・マイクロプロセッサの設計に関し、より具体的には、命令をアウト・オブ・オーダーで実行するマイクロプロセッサに於けるロード及びストア動作を扱うシステム並びに方法に関する。

## 2. 関連技術

スーパースカラ微小命令セット・コンピュータ (RISC) に於ける大きな課題は如何にして所かる命令実行の本質的な問題である依存性によるデータ・エラーの発生を回避しつつ、複数の命令を平行処理的に、アウト・オブ・オーダーで実行できるか、という点に関する。RISCプロセッサに於ける最も簡単な命令発行方針は命令をプログラムでの順序と同じ順序で発行し (イン・オーダー発行)、結果をまた同じ順序で書き出すことである (イン・オーダー完了)。アウト・オブ・オーダー完了はイン・オーダー完了に比して複雑であるが、同じ種類の動作に対してスーパース

カに於けるデータ依存性のみを検査すればよいから、結果は当然正しい順序で書き出される。アウト・オブ・オーダー完了に於いてはまた、機能ユニットは結果バス及びレジスタ・ファイル書き込みポート間での調整を行わなければならない。その理由は、同時に完了する全ての命令の必要を満たすために十分な数のバス及びポートが存在しないであろうからである。

更に、アウト・オブ・オーダーの完了では命令例外の処理がより困難になる。ある条件下で命令が例外を生成した場合、その命令はハードウェアだけでは正しく実行できない。

デコードされた命令が競合を生じた場合、真の依存性を有する場合、あるいは未完了の命令に対して出力依存性を有する場合、イン・オーダー命令発行プロセッサは命令のデコードを中止する。従って、後続する一つ又は複数の命令が実行可能であっても、プロセッサは競合又は依存性を生じた命令の後に来るものを先読み (lookahead) 処理できない。従来の解決策はデコードを実行段階から分離して、命令が直ちに実行可能であるか否かにかかわらず命令のデコードを継続して行なえるようにすることである。この分離はデコード段階と命令段階の間に「命令ウィンドウ」と呼ばれるバッファを配置することによって実施される。

先読みのために、プロセッサは命令をデコードし、ウィンドウ中に場所がある限りデコードされた命令を命令ウィンドウに入れ、それと同時に、実行可能な命令 (すなわち、競合競合又は依存性を持たない命令) を見出すためにウィンドウ中の命令を検査する。命令ウィンドウは命令のプールとしての機能があり、この機能によってプロセッサは先読みの能力を得る。この能力はウィンドウのサイズとプロセッサの命令フェッチ・ユニット (IFU) の性能によって制約されるものである。これによって、各命令の最初のプログラム順序と無関係にウィンドウから発行できるため、命令のアウト・オブ・オーダー発行が可能となる。この場合、命令発行元に対する唯一の制約はプログラムが正常に動作することを保証するのに必要な制約である。

如何なる特定の命令に於いても、発行に関する制約はイン・オーダー発行の場合と殆ど同じである。すなわち、命令は競合競合又は依存性を持たない場合発行され

カラ・プロセッサの性能向上に効果がある。例えば、アウト・オブ・オーダー完了はロード又は浮動小数点演算等の長い待ち時間動作の性能改善のために使用される。機能ユニット内で実行中の命令の数に制限はないが、その最大数は全ての機能ユニット内のパイプライン段階の数である。この場合、命令はアウト・オブ・オーダーで完了でき、その理由は結果の計算にひとつの機能ユニットが1サイクル以上のサイクルを費やした場合でも命令の発行に停止がないからである。従って、後続の命令が終了した後、機能ユニットが一つの命令を完了しても構わない。

下記のコードシーケンスを考えて見る。ただし 'op' はオペレーション、'Rn' は番号つきレジスタ、'=' は代入を表す。

R3 := R3 op R5 (1)

R4 := R3 + 1 (2)

R3 := R5 + 1 (3)

R7 := R3 op R4 (4)

この場合、一般的にアウト・オブ・オーダーの命令完了が可能であっても、第1命令の代入は第3命令の代入の後に完了できない。第1命令と第3命令がアウト・オブ・オーダーで実行された場合、異常な不正な値がR3レジスタに格納し、例えば第4命令が不正なオペランド値を受け取るような事態が生じる。第3命令の結果は第1命令に対して「出力依存性」を有し、このコードシーケンスに於いて正しい出力値を得るためには第3命令は第1命令の後に完了しなければならない。従って、第3命令の結果が、計算にもっと時間がかかるより古い命令によって書き込まれる場合、第3命令の発行は待たなければならない。

アウト・オブ・オーダーの完了は性能の向上をもたらすものであるが、より多くのハードウェア、つまりデータ依存性論理、を必要とする。アウト・オブ・オーダーの完了の場合、データ依存性論理は複雑になる。その理由は、この論理ではデコードされた命令と、全てのパイプライン段階の全ての命令の間に於けるデータ依存性の検査が行なわれるからである。結果が正しい順序で書き出されることを保証するのにもハードウェアの役割である。これに対して、イン・オーダー発行に於いては、データ依存性論理はデコードされた命令と、現在実行中の幾つかの命令の

るのである。アウト・オブ・オーダーの発行によって、プロセッサは発行可能なより大きな命令集合を得ることになり、それによって、同時に実行可能な命令をプロセッサが見つつけ得る確率が高まる。しかし、命令をアウト・オブ・オ

ーダで発行する能力によって他の発行制約が生じる。これは命令をアウト・オブ・オーダーで実行する能力に於いて出力依存性の制約が導入されるのに類似している。

これを理解するために上記のコードシーケンスの例を振り返って見る。第2命令の実行が始まる前には第3命令の代入は完了できない。さもないければ、第3命令が第2命令の第1オペランドを不正に上書きすることがあり得る。第3命令の結果は第2命令の第1入力オペランドに対して「反依存性」を有するといわれる。

「反依存性」という用語は、反依存性制約はそれが逆になった以外には既の依存性に関する制約と同様であることを意味する。第2命令が使用する値を第1命令が生成するかわりに、第2命令は第1命令が使用する値を破壊する値を生成する。これを防止するためには、第2命令が始まるまでプロセッサは第3命令を発行してはならない。第2命令は第1命令に依存するから、第3命令は他の点では独立していても第1命令が完了するまで待たなければならない。

反依存性が重要なのは主に命令がアウト・オブ・オーダーで発行可能な場合である。正常なオペレーション中、停止した命令の入力オペランドは破壊する命令によって破壊されることがある。しかし、スカル・プロセッサに於いては、往々にして命令例外は例外条件を修正し、そして問題を生じた命令を再試行することによって処理される。この命令がアウト・オブ・オーダーで完了した場合、その命令の再試行が行なわれた時、後続する命令によってその再試行中の命令の入力オペランドが上書きされることがあり得る。この問題は正確な割り込みをサポートするプロセッサでは起こり得ない。この問題の解決には、再起動を可能にするためにプロセッサが命令オペランドのコピーを維持する必要があるかもしれない。

プログラム命令によって行われるオペレーションの代表的な二つ

のオペレーションはロード及びストアのオペレーションである。一般的に、ロー

ロード及びストア・オペレーションはそれぞれ記憶場所を読み出し、変更する。他のプログラム命令と同様に、ロード及びストアはアウト・オブ・オーダーで実行できる。ロード及びストアは同時にデコード可能であるが、従来のには1サイクル当たり一つのロード又はストアのみが発行される。データ・キャッシュの使用に於いては、通常、ロードはストアに優先される。その理由は多くの場合ロードはプロセッサが演算を行うのに必要な値を生成するからである。データ・キャッシュの使用に於いて、ストアがロードと競合する場合、ストアの実行が可能になるまで、通常ストアはストア・バッファに保持される。更に、従来のには、ストアは他のストアに対してプログラム順序で実行され、ロードも含めて全ての他の先行の命令が実行された後にのみ実行される。これによって、データ・キャッシュ使用に於いてのプロセッサのイン・オーダー状態が保存される。その理由はキャッシュの更新はそれが絶対に正しく行なわれ得るまで行なわれないからである。ストア・バッファの使用によってストアが正しい順序で保持され、先行の命令が完了するまでストアの完了が延期されるのである。

ストアは他の先行の命令が実行されるまで保持され、そしてロードはプロセッサ中の計算に必要な値を生成するから、ストアに対してロードをプログラム順序に保持することは性能に対して重大な悪影響を及ぼす。全ての先行のストアが完了するまでロードが待たなければならない場合、そしてそのために最も新しいストアに先行する全ての命令が完了するまでロードが待つ場合、ロード・データに依存した、ロードに接続する全ての命令も待つことになる。この性能上の問題を回避するために、ロードはストア・バッファで待機している、先行のストアをバイパスすることができ、ロード・データは後続の計算に於いて使用できる。

ロードが先行のストアをバイパスすることができる場合、ロードは未だ実行されていない先行のストアからデータを得る必要があるかも知れない。プロセッサはロードが先行のストアに対して有する真の依存性を、ロードの仮想記憶アドレスと、全ての未完了の先行ストアの仮想記憶アドレスとを比較することによって検出する（仮想アドレスとは記憶管理ユニットによるアドレス変換が適用される前に、命令によって直接計算されるアドレスである）。ここに於いて、各仮想アドレ

スに対して一意的なマッピングの存在が仮定される。その理由は2個の異なる仮想アドレスが同じ物理的なアドレスへアクセスすることがないようにするためである。この仮定に基づき、仮想アドレス比較は物理的記憶場所間の全ての依存性を検出する。ロード・アドレスが先行のストアのアドレスと一致する場合、又は先行のストアのアドレスのいずれも未だ計算されていない場合（この場合、依存性は検出不可能なので、依存性の存在が仮定される）、一つのロードは一つのストアに対して真の依存性を有する。ロードがストアに依存する場合、データ・キャッシュは正しい値を持たないので、そのロードはデータ・キャッシュによって満たされない。ストアの有効アドレスが後続するロードのアドレスと一致する場合、そのロードはストアが完了するのを待つ代わりに、ストア・データが有効な場合、ストア・バッファによって直接満たされる。上述の如く、ロード及びストアは記憶場所に対する反依存性及び出力依存性を回避するような方法で実行される。ロードは先行のストアをバイパスできるが、ストアは先行のロードをバイパスできない。従って、ロードとストアの間には反依存性は存在し得ない。一つのストアは従来他のストアに対して通常プログラム順序に発行されるので、ストア間には出力依存性は存在し得ない。従来のには、データ・キャッシュに於いてロードは他のロードに

対してプログラム順序に実行される。当発明者の意見ではロードをアウト・オブ・オーダーで実行することにより性能の面で得られる利点はないとのことである。その理由は、古いロードによってプロセッサに供給されるデータは新しいロードによって供給されるデータよりも計算に必要とされることが多いからである。上記の概念の詳細は幾つかの刊行物で論じられている。例えば、John L. Bennesyその他著、「Computer Architecture: A Quantitative Approach」(Morgan Kaufmann Publishers, Inc., San Mateo, California, 1990年発行)及びMike Johnson著「Superscalar Microprocessor Design」(Prentice-Hall, Inc., Englewood Cliffs, New Jersey, 1991年発行)（特に第8章、この章の一部分は上に転載されている）。両書とも参照することによって全文が本明細書に組み込まれているものとする。

### 発明の要約

本発明はスーパースcalar RISC型マイクロプロセッサ・アーキテクチャ環境に於いてメモリからの読み出し及びメモリへの書き込み或いは入出力に必要なロード及びストア・オペレーションを管理するシステムを提供するものである。本発明はプログラム・ストリームを実行するマイクロプロセッサ・システムを提供するもので、このシステムには命令を命令ストアより取り出し、且つ予め決められた複数の命令を命令バッファに供給する命令フェッチ・ユニットが含まれている。更に、命令フェッチ・ユニットと結合している実行ユニットが含まれ、実行ユニットは命令バッファからの複数の命令をアウト・オブ・オーダーで実行するためである。実行ユニットにはロード・ストア・ユニットが含まれ、ユニット

はアウト・オブ・オーダーなロード要求とイン・オーダーのストア要求をメモリ・システムに対して行なうように適性化されている。従って、本発明のロード/ストア・ユニットの主な目的は、可能な限り、アウト・オブ・オーダーなロード要求を行ない、なるべく速やかにロード・データを命令実行ユニットに返すことである。ロード・オペレーションはアドレス衝突がなく、実行待ちの書き込みオペレーションが存在しない時のみアウト・オブ・オーダーで実行できる。アドレス衝突が発生するのは、古い命令がこれから書き込まれる記憶場所に於いて読み出しが要求された時である。実行待ちの書き込みオペレーションとは、古い命令がストア・オペレーションを要求したがストア・アドレスの計算がまだ行なわれていないことである。データ・キャッシュ・ユニットは位置合わせされていない8バイトのデータを返す。ロード/ストア・ユニットはデータが命令実行ユニット(LEU)に返される前にデータの正しい位置合わせを行う。従って、ロード/ストア・バッファの三つの主要なタスクは(1)アウト・オブ・オーダーのキャッシュ要求の処理、(2)アドレス衝突の検出、及び(3)データの位置合わせである。

ロード・ストア・ユニットには現在実行中の複数の命令に対応する複数のアドレスを管理するために適性化されたアドレス・バス、現在実行中の複数の命令の各命令期にアドレス衝突及び実行待ちの書き込みオペレーションが存在するかどうかを検出して知らせるアドレス衝突手段が含まれ、そうすることによって、ロー

ド・ストア・ユニットはアドレス衝突も実行待ちの書き込みオペレーションも検出されなかった場合、ロード要求を実行する。ロード・ストア・ユニットは更にデータ・バスで構成され、データ・バスはロード及び1又はストア・データをメモリ・システム及び命令実行ユニットの間で転送する。データ・バスは記憶システムより返されたデータの位置合わせをし、斯くしてキャッシュの4フー

ド境界と一致しないデータがメモリ・システムから命令実行ユニットに正しいアラメントで返されるようにする。

### 図面の簡単な説明

本発明は添付の特許請求の範囲に具体的に提示されている。本発明の上記の、そして後述の利点の理解を深めるために、次に図面を参照して説明する。すなわち、

第1図は本発明が動作するマイクロプロセッサ・アーキテクチャ100のブロック図である。

第2図はロード・ストア・ユニット(LSU)205を含む命令実行ユニット(LEU)107を示す一般的なブロック図である。

第3図はLSUアドレス・バス220を示すブロック図である。

第4図はLSU205に位置するアドレス衝突ブロックを示す概略図である。

第5図はLSUデータ・バス210を示す概略図である。

第6図はキャッシュ線が交差する、位置合わせされていない整数ロードの一列を示す図である。

第7(a)図〜第7(h)図はLSU205の動作の一例を示す図である。

### 発明の詳細な説明

第1図において、本発明の好適な実施例に基づいて、一般的に100で表わされるマイクロプロセッサ・アーキテクチャが配置されている。システム・アーキテクチャ100にはホスト・プロセッサ105、キャッシュ制御ユニット及びメモリ(CCU)110、仮想メモリ・ユニット(VMU)115、入出力サブシステム180、メモリ制御及びインタフェース・ユニット120、及びインクリープ・オペレーション用に構成さ

れたインタリブド・メモリ・バンク (160a, 160b, 160C) (以降、主メモリ160と称す) が含まれている。主メモリ160は外部データバス162を介してMCU120に接続されている。本発明はマルチプロセッサ環境で動作すると予想されるので、その場合、他のプロセッサもメモリバス162に接続される。

ホストプロセッサ105は主メモリ160に於いて各アドレス又は記憶場所に格納されているソフトウェア命令を実行する。これらのソフトウェア命令はホスト・プロセッサ105にプログラム・カウンタの制御の下にイン・オーダーで転送される。しばしば、命令のうちあるものはホストプロセッサ105が一つ又は複数の周辺入出力装置135をアクセスすることを必要とする。

MCU120は一つの回路であり、この回路によってデータ及び命令はCCU110 (D\_キャッシュ118とI\_キャッシュ118 (読み出し専用))、IOU150、及び主メモリ160の間を転送される (読み出されるか書き込まれる)。MCU120にはスイッチ・ネットワーク145が含まれ、それにはスイッチ・アービトレーション・ユニット132、データ・キャッシュ・インタフェース・ユニット117、命令キャッシュ・インタフェース回路112、I/Oインタフェース回路155、及びポートとして知られる一つ又は複数のメモリポート・インタフェース回路148が含まれる。各ポート・インタフェース

回路148にはポート・アービトレーション・ユニット134が含まれている。

スイッチ・ネットワーク145はマスタ装置とスレーブ装置間の通信の手段である。スイッチ・ネットワーク120に対するマスタ装置になり得るのはD-キャッシュ118とI-キャッシュ118、又はI/Oコントローラ・ユニット (IOU) 150である。スレーブ装置として機能し得るものは、例えば、メモリ・ポート148又はIOU150である。スイッチ・ネットワーク145の機能はCCU110 (I\_キャッシュ118及びD\_キャッシュ118) とIOU150から様々な命令及びデータ要求を受け取ることである。これらのユニットをバス要求者と呼ぶ。これらの要求を受け取った後、スイッチ・アービトレーション・ユニット132及びポート・アービトレーション・ユニット134は要求を優先度に応じて並び、適切なメモリポートに渡す (命令アドレスによる)。ポート148、或いは場合によっては複数のポート、は次に必要なタ

スに交換する資源として利用する。IFU106に対するオペレーションとは異なり、YMU115は対応する物理アドレスをバス104を介してIEU107に返す。CCU110はホスト・プロセッサ105と主メモリ160との間のバッファとして使用される。一般的に、CCU110は小型の、高速メモリで、ホスト・プロセッサ105の近傍に位置し、最も最近アクセスされたコード又はデータを保持する。CCU110は、適切であれば物理ア

ドレスで定義されたデータ要求が命令及びデータ・キャッシュ118、119から渡されるか否かを決定するという一般的に従来の高レベルの機能を行なう。命令キャッシュあるいはデータ・キャッシュ118、119へのアクセスによってアクセス要求が満たせる場合、CCU110はデータ・バス101、103を通じてデータ転送を調整し実行する。命令キャッシュあるいはデータ・キャッシュ118、119へのアクセスによってアクセス要求が満たせない場合、CCU110は対応する物理アドレスをMCU120に供給する。この場合、物理アドレスの他に、主メモリ160への読み出し又は書き込みアクセスが必要であるかを識別するために十分な制御情報、各要求のソース又は行き先キャッシュ118、119、更に要求されたオペレーションがIFU106又はIEU107によって発行された最終的なデータ要求と関連付けられるための追加の識別情報がCCU110によってMCU120に供給される。

第2図にIEU107のデータ・バスの代表的な高レベルのブロック図を示す。IEU107の目的は最小限の時間で最大数の命令を実行することである。IEU107にはレジスタ・ファイル250、ロード/ストア・ユニット (LSU) 205、命令バス (IBUS) 225、一式的機能ユニット260、262、230、イミディエイト値バッファ255、セグメント・ベース・ジェネレータ257、及び書き込みバス270が含まれている。LSU205はLSUアドレス・バス220及びLSUデータ・バス210の二つの部分に分かれている。

スーパーカスカ制御ブロック (図示せず) はデータ依存性検証を行い、必要な機能ユニット260、262、及び230が使用可能であるかどうかを検査することによって、ある命令が発行可能であるか否かを決定する。一旦スーパーカスカ制御ブロックが一つの命令を発行するように決定すると、IBUS225は発行される命令が必要とするデータを検出する (検出はレジスタ・ファイル250) バ

イミング信号を生成し、データを外部バス162に送り、あるいはデータを外部バス162から受け取る。

命令フェッチ・ユニット (IFU) 106及び命令実行ユニット (IEU) 107はホスト・プロセッサ105の主要な動作構成要素である。IFU106及びIEU107の機能を直接サポートするためにYMU115、CCU110、及びMCU120が配置されている。IFU106の主要な機能は命令の取り出し、IEU107による実行を待つ命令のバッファリング、そして、一般的に、次の命令の取り出しに使用される次の仮想アドレスの計算、である。各命令は命令バス101を介してI\_キャッシュ118からIFU106によって同時に取り出される。命令は「パケット」或いは4個の命令の集合に入れられる。命令集合の転送は制御バス102を介して供給される制御信号によって、IFU106及びCCU110の間で調整される。取り出される命令の仮

想アドレスはIFU制御及びアドレス・バス103を介してIFU106によってYMU115に供給される。YMU115へのアクセスに関する調整の必要性は、IFU106及びIEU107の両者ともYMU115を共通の、共有の資源として使用することから生じる。アーキテクチャ100の好適な実施例に於いて、仮想アドレスの物理ページ内のアドレスを定義する下位ビットはIFU106によって、制御線102を介してCCU110に直接転送される。IFU106によって供給される仮想アドレスの仮想化上位ビットはバス103、104のアドレス部分によってYMU115に供給され、そこで対応する物理ページ・アドレスに変換される。IFU106にとっては、この物理アドレスは要求要求がYMU115に出された1/2内部プロセッサ・サイクル後、制御線111を介してYMU115からCCU110に直接転送される。

一方、IFU106によって取り出された命令ストリームは命令ストリーム・バス109を介してIEU107に供給される。制御信号は制御線109を介してIFU106とIEU107の間でやり取りされる。

IEU107はデータを双方向データ・バス112を介してD\_キャッシュ215に格納し、またそれらを検索する。IEU107によるデータ・アクセスの場合、物理アドレス全体が制御バス113のアドレス部分によってCCU110に供給される。IEU107はYMU115を、仮想データ・アドレスを、CCU115への送り出しに適切な物理データ・アドレ

ス・バス・データ280、282、或いはイミディエイト・データ258、259から行われる)。IBUS225は複数のマルチプレクサによって構成され、これらのマルチプレクサが、どのデータが機能ユニット260、262、230に転送されるかを選択する。IBUS225はAバスとBバスと呼ばれる一対のバスにデータの転送を行なう。選択されたデータは、機能ユニット260、262、230のうちどの機能ユニットがその命令によって使用されるか、或いは現在実行中の命令のオペレーションによって必要とされているか、を決定することによって、AバスかBバスのどちらかのバスに入れられる。

ほとんどの命令の入力及び出力は複数のレジスタ・ファイルのうち一つのレジスタ・ファイルから送られる、つまり格納されている。好適な実施例では、各レジスタ・ファイル250 (例えば、別個の整数、浮動小数点、或いはブール・レジスタ・ファイル) は32個の実数エントリ254及び8個の一時バッファ252のグループを有する。一つの命令が完了すると (「完了」とはオペレーションが終了し、オペランドはその行き先レジスタに書き込める状態にあることをいう)、その結果は一時バッファ252中の事前割り当てられた場所に格納される。これらの結果は後に実レジスタ254中の適切な場所に移される。このような結果の一時バッファ252から実レジスタ254への移動は「退避」 (retirement) と呼ばれる。一度に複数の命令が退避できる。退避により、コンピュータのプログラムカウンタを含めて、マシンの「公式な状態」の更新が行なわれる。

命令は「パケット」と呼ばれる4個のグループ毎に命令デコードIFPO (first-in-first-out) 先入れ先出し方式) レジスタ・スタック記憶装置 (図示せず) (本明細書では命令ウィンドウと呼ぶ) を介してIFU106からIEU107へ送られる。パケットはロード、ストア、及び2個の実行ユニットで構成される4個のユニットに分

解される。パケットがこれら4個のユニットに分解された理由はシステム100はロード、ストア、実行の各オペレーション又はそれら全ての組み合わせを実行できる命令を使用して動作するからである。従って、本発明はこれら三つの場合の全てを処理できるパケットを供給するものである。

IEU107は一度に4個のパケットの命令までデコードスケジュールできる。命令ウィンドウは全部で16個の命令を4個のパケットに格納する。IEU107は命令ウィンドウを検査し、各サイクルごとにIEU107は命令ウィンドウから最大数の命令を発行しようとする。一旦1個のパケット中の全ての命令が実行され、それらの結果がプロセッサのレジスタ・ファイル250に格納されると、そのパケットは命令ウィンドウからフラッシュされ、次に新しいパケットが命令ウィンドウに格納される。

一旦その命令が発行されると、レジスタ・ファイル250中の諸レジスタがアクセス可能となる。一時レジスタ252は先行の命令によって生成されたデータに対してデータ依存性を持っていた命令が実行されるとアクセスされる。レジスタ・ファイル250からのデータはデータ線254を介してIBUS225に転送される。

DAFU230はLSU205によって使用される32ビットのリニア・アドレスを計算する。DAFU230では多数の異なるアドレス指定モードがサポートされている。2サイクルを必要とするデータが4ワード境界を超える場合、そのデータの最初と最後のアドレスはDAFU230によって計算される。アドレスを形成するために4個までのコンポーネントが加算される。すなわち、セグメント・ベース、ベース・レジスタ、スケールド・インデックス・レジスタ、及び変位値、の4個のコンポーネントである。セグメント・ベースには目的のメモリ・セグメントの開始アドレスが含まれている。

ベース及びインデックス・レジスタはレジスタ・ファイル250中のどの32ビットレジスタであっても構わない。インデックス・レジスタはそれを1、2、4、又は8で乗算することによってスケールされる。変位値は命令中に存在する定数値（イミディエート値）である。これらのフィールドのうちどのフィールドも省略可能であり、新しくアドレス演算に於ける最大限の自由度が得られる。

セグメント・ベースはセグメント・レジスタ・ブロック257から得られる。セグメント・ベース・ジェネレータ257はデータが如何にしてメモリ中で分割されているかを示す一つの値を生成し、この値をデータ線256を介してDAFU230に転送する。変位はイミディエート変位バッファ255から得られる。イミディエート変位

データ・バス210は書き込みバス270、CCU110、DAFU230、及びIBUS225とインタフェースする。LSUの三つの主要なタスクは(1)アウト・オブ・オーダーのキャッシュ要求の処理、(2)アドレス衝突の検出、及び(3)データの位置合わせである。

各命令パケットは同一のアドレスに対するロード及びストア（その間に他のオペレーションが含まれることもある）、ロードのみ、ストアのみを含むことができる。或いはロードもストアも含まないこともある。従って、LSU205は最大4個のロードと最大4個のストアから選択することができる。本発明の好適な実施例で使用される命令セットはCISC型命令セットで、それによって次のよう

な複雑なオペレーションが可能となる。

- a)  $R1 \leftarrow R1 + (R2 * (R3 - 2)) + 3$   
b)  $[R2] \leftarrow [R2] OR R4$

但し、[x]はアドレスxに存在するメモリ・オペランドである。好適な実施例に於ける命令デコード・ユニット（図示せず）はこれらのCISC型命令を次のようにRISC型シーケンスに分解する。

- a)  $LOAD(R2 * (R3 - 2) + 3) \rightarrow Temp Register$   
 $Execute R1 + Temp \rightarrow R1$   
b)  $LOAD(R2) \rightarrow Temp Register$   
 $Execute Temp OR R4 \rightarrow Temp Register$   
 $STORE Temp Register to address[R2]$

このどちらの場合でも、DAFU230はメモリ・オペランドのアドレスを計算するが、ロード及びストアは同じアドレスを共有しているので1個の命令パケット当たり一つのアドレス計算だけが必要である。CISC型命令をRISC型命令にデコーディングすることについての説明に関しては1992年3月31日出願の米国特許出願番号07/857,599（代理人整理番号SP032）「CISC型からRISC型命令への変換のためのアライメント並びにデコーディング」（CISC to RISC Instruction Translation Alignment and Decoding）を参照されたい。当該出願の開示を参照することによって本出願に含まれているものとする。第3図にLSU205のアドレス・バス220の詳細なブロック図を示す。ロード命令は命令ウィンドウから発行され、IEU107に

バッファ255はイミディエート・データを線265を介してDAFU230に転送し、またそれぞれデータ線258及び259を介してIBUS225に転送する。DAFU230及びYMU115はLSU205に全てのロード及び/又はストア要求を供給する。LSU205はこれらの要求を処理し、後に全ての要求されたデータを書き込みバス270に返す。書き込みバス270はマルチプレクサの集合で成り、マルチプレクサは優先度スキームに基づいてどのデータがレジスタ・ファイル250にラッチするかを選択する（例えば、LSU205によって供給されるデータ又は機能ユニット260或いは262によって供給されるデータ）。そのデータは線275、276を介して書き込みバス270からレジスタ・ファイル250に転送される。ロード及び/又はストアからのデータは常に最高の優先度を与えられる。時折、2個の命令が連続して発行され、それらが相互に依存している場合、IEU107はそのデータをレジスタ・ファイル250に格納することをバイパスし、それを直ちにIBUS225にラッチしようとする。これはデータ線280、281を介して達成できる。従って、データを待つ資源は、そのデータがレジスタ・ファイル250の中を通過するまで待つサイクルを浪費しなくてすむ。

データ線275、276からのデータも又、一つの命令が実行オペレーション及びストア・オペレーションを伴う場合、LSUデータ・バス210に直接供給される。ロード及び実行オペレーションが行なわれた後、ストアを行うためにデータはLSUデータ・バス210に直接供給できる。新しくしてストア・データを得るために一時レジスタ・ファイル252をアクセスする手段が省け、従って命令の実行時間の増大に繋がらぬ。

LSU205の主な目的は可能な限りCCU110にロード要求をアウト・オブ・オーダーで行い、ロード・データをなるべく速くIEU107に返すことである。ロード・オペレーションはアドレス衝突がなく、書き込み実行待ちが存在しない時のみ実行できる。アドレス衝突が発生するのは、古い命令がまだ書き込み中の記憶場所に於いて読み出しが要求された時である。書き込み実行待ちとは、古い命令が格納オペレーションを要求したがストア・アドレス計算がまだ行なわれていないことである。LSU205はデータ・バス210とアドレス・バス220という二つの部分に分割されている。アドレス・バス220はDAFU230、YMU232、及びCCU110とインタフェースし、

によってアウト・オブ・オーダーで実行されるが、ストアは常にイン・オーダーで発行される。ロード及び/又はストア用のアドレスは、全てのオペランドが有効で且

つDAFU230がアドレス計算に使用可能になりしだい計算される。DAFU230から物理アドレスを受け取る前にLSU205はキャッシュ要求を行うことができるが、次のクロックサイクルまでに物理アドレスがDAFU230からもYMU115からも来ない場合、キャッシュ要求は取り消される。その場合、キャッシュ要求は後に再発行されねばならない。

各命令パケット当たり1個のアドレスのみが必要で、そのアドレスはロード・アドレスとストア・アドレスの両方として機能する。各命令パケット当たり、2個の32ビット・アドレスはアドレス・バッファ310~313のうち一つに格納される。すなわち、アクセスの最初のバイトが一つのバッファに格納され、アクセスの最後のバイトが別のバッファに格納される。下位12ビットがDAFU130で準備されると、これらのビットは一時バッファ305にラッチされる。上位20ビットがYMU115で準備されると、次のサイクルで全ての32ビットは適切なアドレス・バッファにラッチされる（すなわち、Address 1又はAddress 2）。アドレス計算は命令の順序で行なわれず、レジスタ依存性が解消した時行なわれる。アドレス変換の後、有効ビット（図示せず）が命令のアドレス・バッファ310~313に設定され、アドレスが有効であることを示す。両方のアドレスは二つの理由で保持される。すなわち、アドレス衝突の検出とページ交差用のキャッシュ要求である。

IFU106によって使用されるアドレスが仮想アドレスであるのに対し、LSU205によって使用されるアドレスは物理アドレスである。IFU106は、CCU110とYMU115間の調整によって物理アドレスが生成されるのに依存しつつ、仮想アドレスに対して動作するのに対し、IEU107ではLSU205が物理アドレス・モードで直接動作することが必要である。この条件が必要である理由はオーバーラップする物理アドレスのデータ・ロード及びストア・オペレ

ーションを伴う、アウト・オブ・オーダーで実行される命令が存在する場合、データの保全を保証するためである。データ保全を保証するために、データがストア

命令によって供給された場合、LSU205はストア命令がIEW07によって退避されるまでそのデータをバッファリングする。従って、LSU205によってバッファリングされたストア・データはLSU205にのみ一意的に存在することがある。同一の物理アドレスを実行済みではあるが未だ退避されていないストア命令として参照する複数のロード命令は、ストア命令が実際に退避されるまで遅らされる。その時点で、ストア・データはLSU205によってCCU110に転送可能となり、次に、CCUのデータ・ロード・オペレーションの実行によって直ちに再びロードされる。

上述の如く、DAFU230によるアドレス計算は1クロック・サイクルで起こり、VMU132によるアドレス変換は次のクロック・サイクルで起こる。アドレスがロード用のアドレスであるならば、キャッシュ要求が行われる。一方、アドレスがストア用のアドレスであるならば、格納を行う前にLSU205は退避信号が送られて来るのを待つ。ロード要求はCCU110に対してアドレス計算の最初のサイクルでも行なえる。この時点で該アドレスの下位12ビットがCCU110に送られ、上位20ビット（ページ番号を指す）はアドレス変換の後、次のサイクルでCCU110に送られる。ロード・ストア・アドレス・バス220が使用可能な場合、線330を介してイミディエト要求をキャッシュ110に対して行なうことができる。現在、ロード・ストア・アドレス・バス220には実行待ちのロード及び/又はストア・アドレスは存在しないので、アドレス衝突の可能性も書き込み実行待ちの可能性も全く存在しない。従って、直ちにキャッシュ110に対して要求を行なえる。

ブロック340には複数のマルチプレクサが含まれているが、このブロックはアドレス・バッファ310~313からキャッシュ要求用のアドレスを選択するために使用される。

LSU205はキャッシュ110に対して要求を行なうためにアドレス・バッファ310~313（即ち、予約ステーション）を使用する。4個のアドレス・バッファ310~313（予約ステーションとも呼ばれる）は中央命令ウィンドウ（図示せず）に含まれる4個のパケットに対応する。IEW07がデコード・ユニット（図示せず）から新しいパケットを要求すると、アドレス・バッファ310~313のうち一つが予約される。アドレス・バッファ310~313は命令番号に従って割り当てられる。最も若い（

最新の）命令を示すための履歴ポイントが更新される。この時点に於いて、命令がロード、ストア、その両方を伴うものであるか、あるいはそのどちらかとも伴わないものであるかが判明する。また、ロード及び/又はストアオペレーションで使用するデータのサイズも判明する。対応する命令がIEW07によって退避された時に、アドレス・バッファ310~313は割り当て解除される。割り当て解除の後、新しい命令パケットがデコードユニット（図示せず）から受け取られる。ロード・パイパス及びアウト・オブ・オーダー・ロード実行を使用するためには、ストアに対するロード依存性（アドレス衝突）を検出する必要がある。ロード依存性はアドレス衝突または実行待ちのストア・アドレスのよって示される。ロード依存性が発生するのは、古い命令がストア・オペレーションを要求した記憶場所と同じ記憶場所でもロード・オペレーションが要求された時である。アドレス衝突の検出には、ロードの最初のアドレスが各先行ストアの2個のアドレス（最初と最後）と比較される必要がある。アドレスの最後のバイトとのこのような比較が必要なのは、ストアが4ワード・ページ境界を越えたり、位置合わせがなされていないかかったりするからである。アドレス・ビットのマスクングは偽の

依存性検出を最低限に抑えるためにデータのサイズに応じて行なわれる。ロード・データが4ワード（64ビット）境界からはみだすと、好適な実施例ではそのロード・データにはロード依存性があると仮定される。その理由は、ロードの第2アドレスを各ストアの二つのアドレスと比較するコンパレータが存在しないからである。一つの衝突が検出されると、ロード・オペレーションはその衝突しているストア・オペレーションがCCU110に送られるまで待たなければならない。実行待ちのストア・アドレスとはストアのアドレスが未だ有効でないということを意味する。従って、そのアドレスが判明するまでロード依存性の存在が仮定されるのである。

第4図に、LSU205によって使用されるアドレス衝突ブロック400の概略図を示す。アドレス比較論理による二つのアドレスの比較は最下位ビットのビット0~4がマスクされた後行なわれる。マスクングの後、アドレスが全く一致するならば、これら二つのアドレスの間に衝突が存在することになる。各比較ごとに、二つの

オペレーションの内最大の内最大のオペランドがマスクング制御のために使用される。各アドレスから、0~4個の最下位ビットがマスクされる。その際、回路400はアドレス・バッファ410~413の各バッファごとに1回、つまり合計4回埋め込まれる（第4図にアドレス・バッファ310のアドレス衝突検出ブロックを示す）。

各ロードの最初のアドレス405、406がアドレス407~418のうち1対おきに比較される。2個の比較の結果とその有効ビット419~424間でANDがとられ、その後全部で2がとられ、その結果アドレス・マッチ430a、430b、430cが生成される。アドレス・マッチ430は次に命令番号比較425~427及びストア・ビット431~433とANDがとられ、その結果衝突チェック450a、450b、450cが生成される。命令番号比較425~427は二つの命令間の比較約

新しさを示す。例えば、命令番号比較425はアドレス・バッファ310中の最初の命令と、アドレス・バッファ311中の最後の命令との間の比較的新しさを示す。第2命令が第1命令よりも古ければ、衝突は存在しない。これら3個の衝突検査はORがとられて、検査を受けている特定のロードのアドレス衝突信号460を生成する。

アドレス衝突の検出に於いては、各ロードの開始（第1）アドレスが各ストアの第1及び第2アドレスと比較される。一つのロード又はストア・オペレーションは1~10バイトまでのどこかをアクセスするので、衝突が検出されることを保証するためにそれらのアドレスのうち幾つかがマスクされる。このようなマスクングは信号470~475で行なわれる。二つのアドレスが相互に比較される前に、最下位ビットのうちビット0、2、3、又は4がマスクされる。マスクされたアドレスが全く一致する場合（等しい比較）、アドレス衝突の可能性はある。マスクされるビットの数（0、2、3、4）はアドレスが比較されているその二つのアドレスのオペランドのサイズ、そして第1アドレスの最下位の2ビットによって異なる。第1アドレスの最下位2ビットが使用されるのは、間違えて検出される衝突の数を制限するためである。マスクングに於いて、最大のオペランド・サイズは次のように使用される。

オペランド・サイズ	マスクするビット数
1バイト	0ビット・マスク
2バイト	アドレスが0で終わる場合、1ビットマスク アドレスが01で終わる場合、2ビットマスク アドレスが11で終わる場合、3ビットマスク
4バイト	アドレスが00で終わる場合、2ビットマスク アドレスが1又は10で終わる場合、3ビットマスク
8バイト	3ビットマスク
10バイト	4ビットマスク

更に、ロード・オペレーションが4ワード境界を越えるたびに、アドレス衝突が発生していることが仮定される。その理由は、ロードの最初のアドレスだけがストア・アドレスと比較されるので、アドレス衝突が検出されないことがあるからである。ハードウェア中で使用されるコンパレータの数を二倍に増やすことにより、この制約は削除できる。ストア・アドレスが4ワード境界を越えることがあれば、アドレス衝突は検出される。

マスクングの必要性を次の幾つかの例で示す。（下記の全ての数字は二進数である）。ロードのアドレス2は衝突検査の目的で使用されないで、アドレス2は省略する。

例1:

オペレーション	アドレス1	アドレス2	サイズ	マスク
LOAD	...1001	-	2バイト	2ビット
STORE	...1000	...1011	4バイト	2ビット

ロード・アドレス1001がマスクなしに1000及び1011と比較された場合、ストアがバイト1000、1001、1010、及び1011に書き込んだとしても衝突は検出されない。2個のLSBがマスクされていれば、結果は次のようになる。

オペレーション	アドレス1	アドレス2
LOAD	...1000	-
STORE	...1000	...1000

## 例2:

オペレーション	アドレス1	アドレス2	サイズ	マスク
LOAD	...0100	-	4バイト	2ビット
STORE	...0001	...1000	8バイト	1ビット

3個のMSBがマスクされていれば、下記のアドレスが生成され、アドレス衝突が検出される。

オペレーション	アドレス1	アドレス2
LOAD	...0000	-
STORE	...0000	...1000

2個のLSBだけがマスクされているならば、下記のアドレスが生成され、アドレス衝突は検出されない。

オペレーション	アドレス1	アドレス2
LOAD	...0100	-
STORE	...0000	...1000

前述の如く、LSU205はキャッシュ要求を必要とする最大4個のロード命令と最大4個のストア命令のウィンドウから選択を行なうことができる。これらのロード及びストアはCCU110に対して互いに競合し、競合するロード及びストア間の選択は下記の如く行なわれる。

ストア命令は、単に他のロード及びストアだけではなく、全ての命令に対してプログラム順序で行なわれなければならない。ストア要求はストア命令を遅延する信号がIEU107から送られた段階でCCU110に発行される。この信号は、全ての先行命令が終了し、それらの命令では例外も、誤って予測された分岐も無かったことを知らせる。ストア命令をこの信号よりも早く行なうことは不可能である。その

防止できる。このようにして、ほとんどのロード・オペレーションが、まれに発生するキャッシュ不可能なロードでの不正なオペレーションを生成することなく、バイパスを利用できるようになる。このような機構はまたメモリ変更以前に例外が発生しないことを保証するためにも必要である。一つのロードが一つのストアに対して依存性を持たない場合、「ストアのロード・バイパス」が発生する。各ロードはページ・キャッシュ使用不可 (page-cache-disable) 及びページ・ライト・スルー (page-write-through) という2個のビットと対応している。これらのビットはYMU115又はIEU107から得られるビットである。

ストア・データは二ヶ所のうちの一つから生成される。第1に、それは64ビット整数ストア中に整数データ・バス上でLSU205に直接発行できる。第2の方法は整数及び浮動小数点演算ユニットによる結果を監視 (スヌーピング) することによって行なわれる。これは通常の「実行後格納」シーケンスをサポートするために行なわれる。このシーケンスでは一つの命令の実行の結果はその命令のストア・データである。そうすることによって、「(R2)<(R2)OR R4」のようなCISC型命令の結果が、その命令が明示的にLSU205に発行されなくても格納されるようになる。

LSU205はサイクルごとに一つの要求だけをCCU110に対して行なうことができ、その場合ストア・オペレーションが優先される。書き込み制御がLSU205に対し、この命令は遅延可能であると通知すると直ちにストア・オペレーションはCCU110に送信される。次の優先度はアドレス・バッファ310~313に有効なアドレスを

待ち、アドレス衝突も実行待ちの書き込みも持たない、最も古いロード・オペレーションに与えられる。命令間の比較的新しさはバッファの位置とバッファ・ポインタの値で決定される。最後に、DAFU230から送信された新しいロードが優先度を持つ。この最後の場合、アドレス衝突及び実行待ち書き込みは要求が行なわれるまで検査されず、そして必要ならばロード要求は取り消される。

時折、キャッシュ・ミスが起こる。ストアの場合、CCU110はこのような事態を処理し、その結果LSU205はキャッシュ・ミスの影響を全然受けずに済む。ロードの場合、LSU205はキャッシュ・ミスについて通知を受け、データが返される前に遅

理由は、ストアはマシンの状態を非可逆的に変更するので、例外も分岐も発生しなかったことを確認することが重要であるからである。データ・キャッシュ119の使用の目的では

ストアはロードに優先する。その理由は、ストアの遅延はパケットの遅延の遅延をもたらす。従って命令デコード・ユニット (図示せず) からの次のデコード済みパケットの受取を遅らせるからである。

ロードが先行ストアに依存しない限り、ほとんどのロード命令はアウト・オブ・オーダーで発行できる。この例外は、メモリ・マップされたI/Oからの読み出しのような、副作用を持つロードである。本発明の好適な実施例ではメモリ・マップ入出力 (I/O) サブシステムが使用される。ある種のI/Oデバイスは読み出しによってアクセスされるとその状態が変化する。例えば、ある種のPIFOバッファは次のデータ項目に順番を付けて、その結果ある種のデバイス状態レジスタは自動的にクリアされる。このようなシステムに於いては、ロード・バイパスは危険なオペレーションである。誤って予測された分岐、或いは例外のために、バイパスされたロードが誤って発行されることがある。そのようにバイパスされたロードがシステム状態を不正に変更するような事態が生じてはならない。この問題を解決する方法はこれらの要求がイン・オーダーで行なわれるようにロード/ストア・ユニットを構成することである。ロード/ストア・ユニットでは、キャッシュ要求で要求されたデータがキャッシュ可能であるか否かにかかわらずキャッシュ110に通知を行なう機構が用意されている。この機構によって、プロセッサはこのデータがライト・スルーである、つまりキャッシュ可能である、とキャッシュ110に通知することができ、また直ちにメモリはライト・スルーを行なうべきであると通知する。システムの状態を変更する外部読みだしアクセスはこれらのキャッシュ不能アクセスのサブセットであるが、上記の問題は、このデータはキャッシュ不可能であるとのキャッシュ110への通知に関連して

イン・オーダーの要求を行なうことによって解決される。従って、ロードバイパスを完全に回避するかわりに、プロセッサはキャッシュ不可能なロードのバイパスを

延が起る。LSU205は次にキャッシュ・ミスの発生をIEU107に通知し、その結果このデータを待っている命令は取り消される。

目的のデータがキャッシュ・ライン境界を越えると、ロード・オペレーションに対して2個又は3個のキャッシュ・アクセスが必要になります。これらの要求は連続して行なわれ、1サイクル当たり一つの要求が行なわれる。好適な実施例に於いて、一つのキャッシュ・ラインの幅は8バイトで、000で終了するアドレスに位置合わせされている。3個のキャッシュ要求が必要とされるのは111で終了するアドレスで始まる80ビット・データの場合だけである。このデータがデータ・キャッシュ119から返される場合、ロード・アドレス550 (第5図を参照して下記に説明する) が配置され、このデータのシフトとラッチが行なわれる。

ほとんどのロード/ストア・ユニットはデータが行き先レジスタに入るようにそのデータをゼロまたはサインで拡張するが、本発明の好適な実施例では、行き先レジスタの初期値が保持され、その一部のみが変更される。勿論、これは8又は16ビット長の整数

ロード・データの場合のみ意味がある。レジスタの初期の内容はアドレス計算の時点でLSU 205に送られ、次にデータ・キャッシュ119からのロード・データは初期値データとマージされる。

第5図にLSU整数データ・バス210の概略図を示す。LSUデータ・バス210はロード及び/又はストア・データをCCU110及びIEU107間で転送する。ロード・オペレーション中に、データは線290を介してデータ・キャッシュ119からLSUデータ・バス210に入り、ストア・オペレーション中には線275、276、277を介してIEU107から入る。データ線275及び276は32ビット・データを書き込みバス270を介して機能ユニット260及び262からLSUデータ・バス210に供給し、線282は有効アドレス又はマージされたデータを供給する。有効データがLSUデータ・バス210へ供給されるのは一つの命令の結果が、そのアドレス・ロケーションに存在するデータではなく、アドレスそのものである場合である。ストア・データ線516は64ビット・データをLSUデータ・バス210に供給する。データはデータ線290または292を介してデータ・キャッシュ119又はIEU107のいずれかにそれぞれ返される。

データ・バッファ520～526は、データ・キャッシュ119への或いはデータ・キャッシュ119からのデータ転送中、ロード及び/又はストア・データを保持するために配置されている。各データ・バッファ520～526及びアドレス・バッファ310～313の間に1対1の対応が存在する（そしてこれらのアドレス・バッファ及び4個の命令パケットとの間にも1対1の対応が存在する）。各アドレス・バッファ310～313にはLSUデータ・バス210中に2個の対応するデータ・バッファが存在する。すなわち、整数ロード及び整数ストア・データ（8バイト）520～526に対して一つのデータ・バッファと、浮動小数点ロード及びストアのデータ（10バイト）540～546に対して一つのデータ・バッファである。本発明に於いては、浮動

小数点演算用一つの別個のLSUデータ・バスが存在する。浮動小数点データ・バッファ540～546の動作は整数データ・バスに関して説明された動作と同一である。一つの命令は整数命令或いは浮動小数点命令のいずれかであるので、この二つのユニットは物理的に接続されていなくても構わない。以下に、整数データ・バッファ520～526の動作のみを詳しく説明する。

制御線581及び587はデータ・フローをそれぞれマルチプレクサ560及び565を介して制御するために配置されている。又、制御線582及び586はデータ・バッファ520、522、524、及び526へのデータ・フロー、そしてデータ・バッファ520、522、524、及び526からのデータ・フローを制御するために配置されている。

ロード・オペレーションに於いては、データは線290を介してデータ・キャッシュ119からLSUデータ・バス210に入る。ロード・データはアライン・ブロック550に入り、アライン・ブロックはデータの位置合わせを行ない（下記の説明を参照されたい）、位置合わせされたロード・データをマルチプレクサ530～536に転送する。位置合わせされたロード・データは次に、どの命令がデータを要求したかにより、データ・バッファ520～526の一つにラッチされる。ストア・オペレーション中、ストア・データはデータ線275、276、277を介してLEU107からLSUデータ・バス210へ入り、その後、データ・バッファ520～526のうち適切なデータ・バッファにラッチされる。

ロード及び/又はストア・データのうちのどちらかがデータ・バッファ520～526

ていないアドレスを有することは次のような影響を及ぼす。つまり、(1)ストアに対するロード依存性検出のためにさらに別のハードウェアが必要である。(2)データがページ境界を越えるとアドレス変換が2回必要になる。(3)1回のロードに対して複数のキャッシュ・アクセスが必要になる。

CU110によって返されたロード・データの長さは8バイトであり、それはデータ・バッファ520～526中の適切な位置に位置合わせして格納される必要がある。時には、完全なロードができあがるまでに2又は3のデータ集合が返されねばならない（例えば、二つ以上のキャッシュ・アクセスが必要な時）。更に、これらのデータ集合がアウト・オブ・オーダーで返される場合があるので、特別な措置が必要である。

整数データの位置合わせは8個の8入力マルチプレクサ（8ビット幅）を使用して処理される。各マルチプレクサはデータ要求の1バイトに対応する。CU110からロードされた8バイトのデータのうちのどのデータが適切なデータ・バッファ520～526にラッチされるべきかを決定するために8ビットの選択線が使用される。更に、データ・バッファ520～526はどのバイトが上書きされるべきかを制御するためにバイト・イネーブルになる。

第6図にキャッシュ線交差を持つ位置合わせされていない整数ロードの1例を示す。この例では、アドレスXXXXXX5から4バイトのロードが要求されているが、このロード要求はキャッシュ線からはみだすので、その結果2個のロード要求が必要とされる。最初のキャッシュ要求がデータを返した後、データはロード・ア

ライナ550に転送される。ロード・アライナ550は最後の3バイトをバイト0までシフトし、その後、最後の3バイトは適切なデータ・バッファ520～526にラッチされる。データ・バッファの最後のバイトはストアによって上書きされない。一旦第2のキャッシュ要求のデータが返されると、指示されているようにキャッシュ線の最初のバイトがデータ・バッファの最後のバイトにラッチされる。更に、この例ではキャッシュ線はイン・オーダーで返されるが、それはどの順序で返されても構わない。

にラッチされると、そのデータは線290を介してデータ・キャッシュ119へ、或いは線292を介してLEUへのいずれかに送られる。4個のデータ・バッファ520～526はデータをマルチプレクサ560、565に供給し、次にこれらのマルチプレクサは

LSUデータ・バス210から転送されるべき適切なデータを選択する。

しばしば、ストアを含む命令の結果は主メモリ260に格納されなければならない。従って、命令の実行の後、その結果はデータ線275、276を介してLSUデータ・バス210に直接書き込まれる（最初に結果をレジスタ・ファイル250に格納するのではなく）。LSUデータ・バス210は命令の退避信号を受け取るまでデータを適切なデータ・バッファ520～526に保持する。

定期的に、一つの特定の命令は一つの行き先レジスタ全体に格納を行なわないようになっている。この場合、「マージ・データ」がデータ線282を介してLSUデータ・バス210に供給される。例えば、一つの命令が8ビットだけ行き先レジスタに格納したいが、残りの24ビットをレジスタに保存したい場合、マージ・オペレーションが行なわれる。従って、データ線282は行き先レジスタの初期値（すなわち、マージ・データ）をLSUデータ・バス210に供給する。マージ・データ（すなわち、行き先レジスタの内容）は適切なデータ・バッファ520～526にラッチされる。次に、新しい（ロード）データが線290(a)を介してキャッシュから戻され、アライン・ブロック550に入る。アライン・ブロック550はデータの位置合わせを行ない、それをマルチプレクサ530～536に供給する。ロード・データは次に、マージ・データを保持している同じデータ・バッファ520～526にラッチされる。一旦全てのデータがアセンブルされると、それは適宜な記憶場所（すなわち、データ・キャッシュ119又はレジスタ・ファイル250）に転送可能となる。従来のロード・ストア・ユニットでは普通、アドレスが特定の境界に位置合わせされなければならない。例えば、32ビット・デー

タ・アクセスでは000で終わるアドレスがなければならない。しかしながら、好適な実施例のコンピュータ・アーキテクチャによって8、16、32、64、又は80ビット・データの位置合わせされていないアクセスが可能になる。位置合わせされ

浮動小数点データ位置合わせは整数位置合わせと同じ働きをするが、浮動小数点データ位置合わせの場合、10個の8入力マルチプレクサが使用される。

LSU205ではロード・フォワーディングはサポートされていない。ロードがストアに依存する場合、そのロードはロード要求を行なう前に、ストア・データがキャッシュに書き込まれるまで待たなければならない。しかし、本発明の設計では、本質的にロード・フォワーディング機構の実現を阻止するような制約はない。当業者にとって、ロード・フォワーディングを実現するために必要なハードウェア変更を行なうことは容易であろう。

LSU205の好適な実施例では多重処理環境がサポートされている。各命令はロード及び/又はストア以外に、ロック或いはアンロック・コマンドを含むことができる。これらの信号はキャッシュに送られ、キャッシュはデータをロックし、メモリ及び入出力サブシステムと同じことをするように通知を送る。ロック又はアンロック・コマンドが命令ウィンドウに存在する場合、ロードはそれらの命令の順序と同じ順序で行なわれなければならない。すなわち、後続のロードは最初にロック/アンロック・コマンドを伴うロードを先ず行なわないと実行できない。

#### LSU205のオペレーション例

表AにLSU205のオペレーションを示すサンプル・プログラムを示す。プログラムはインテル486 (Intel 486) の表記法で記述されている。3個のレジスタが使用され、それらはeax、ebx、そしてecxとラベルされている。ロードされ、ロード及び/又はストアされるデータは32ビット幅のデータであると仮定される。ブラケットにアドレス・ロケーションを示す。

表A

- (1) mov ebx, [ecx]
- (2) dec ebx
- (3) or [eax], ebx
- (4) [si+16] mov ebx, [eax+3]

このコードの最初の行では、アドレスecxに格納されたデータがebxに写される。

従って、この命令は一つのロード・オペレーションである。第2の命令ではレジスタebxにある値が減少され、この命令ではロードもストアも行なわれない。第3の命令はアドレスeaxに格納されたデータ及びデータebxに対して論理和をとり、結果を[ecx]に格納する。従って、このオペレーションではロードとストアの両方が行なわれる。最後に第4命令ではアドレスecxに格納された16ビットのデータがebxに移動される。従って、この命令ではロード・オペレーションが行なわれる。

このコードが実行される前に、下記の値(全て16進法で表記)がレジスタ及びメモリに含まれていると仮定する。

表B

```

eax=0000_0100 [0100]=0000_4321
[0104]=FFFF_FFFF
ecx=0000_1201 [1200]=6500_01FF
[1204]=FFFF_FF87

```

表Aの命令の実行の結果を表Cに示す。

表C

```

mov ebx,[ecx]      EBX ← [1201]=6765_0001
dec ebx            EBX ← 6765_0001-1=6765_0000
or [eax],ebx       [EAX] ← 0000_4321 or 6765_0000=6765_4321
(SIZE_16) mov ebx,[eax+3] EBX ← [0100+3]=[0103]=FFFF_FF87

```

次に、表Aの命令の実行の結果の詳細を説明する。

第7(a)図から第7(h)図において、LSU205の代表的な例を示す。各図は一つのサイクルを表わす(例えば、第7(a)はサイクル1を表わし、第7(h)はサイクル2を表わす)。4個のアドレス・バッファ310~313、及びロード701、ストア702、及び有効ビット717が図示されている。更に、衝突ビット710、実行待ちビット715、及び要求されたデータのサイズ指定705が図示されている。アドレス0100から0

ドレス2 (address2) に入れられる。これらのアドレスは両方とも有効アドレス・バッファ310中に存在する。両方のレジスタ (address1 及び address2) は有効なアドレスを含んでいるので、両方の有効ビットが設定される。address1及びaddress2が異なった時点でアドレス・バッファ310~313にラッチされることも可能である。これが発生するのは、VNU115からの変換を2回必要とするページ・クロッシングが起こった時である。

第3の命令は「or [eax], ebx」である。第3命令に関する(IEU107から送られる)情報はアドレス・バッファ312に対応する適切なブロックに入れられている。OR命令はロード及びストア・オペレーションを必要とするので、両方のビットとも適宜に1に設定されている。要求されたデータの長さは32ビットで、ブロック705に示されている。更に、第3命令に対応するロード/ストアのアドレスはブロック770に示すようにDAFU230から供給される。そして、ブロック730に示すように、このデータに対してキャッシュ要求が行なわれる。

更に、第2サイクル中に、第1命令用に要求されたデータはキャッシュから検索され、データ・レジスタ520に格納されている。しかし、ブロック730に示される、返されたデータは位置合わせされていないデータである。CCU110はアドレス1200で始まるデータのブロックを返したが、命令が要求したデータは1201で始まる32ビットのデータである。従って、ブロック750に示すように、データは位置合わせされなければならない。返されたデータはLD-ALIGNを000000010に設定することによって2ビット分シフトされ、最初の32ビットのデータはBYTE-SELによって選択される。第7(c)図に於いて、ブロック770に示すように、次のアドレスがDAFU230によってLSU205に供給される。第3命令に対応

するアドレスはアドレス・バッファ312にラッチされる。有効ビット717の両方のビットが設定される。第1命令がそのオペレーションを完了したので(すなわち、データがCCU110から返され、IEU107に送られたので)、今有効ビットがリセットされている。(パケット番号が4にリセットされているのは例示の目的のためである。詳細な実施例に於いては、ポインタが命令の比較的新しさを管理するために使用される)。第3命令ではeaxに格納されたアドレスの取り出しが必要

107及びアドレス1200から1207のカレント・メモリ内容は参照番号780として示されている。ブロック730にカレント・キャッシュ要求を示す。ブロック740はデータが(そのようなデータが存在するならば)CCU110から最近返されたことを示す。ブロック760はVNU115から返されているアドレスを示し、ブロック770はDAFU230から返されているアドレスを示す。

コード及びストア・ビットはイン・オーダーで設定されるが、各アドレスはLSU205にアウト・オブ・オーダーで供給されても構わない。ブロック750に、返されたデータが如何にして物理的に位置合わせされるかを示す。

第7(a)図に於いて、最初の命令は「mov ebx, [ecx]」である。最初に、ecxに格納されているデータはLSUアドレス・バス220に転送されなければならない、ecxに格納されているアドレス、つまり1201はDAFU230から一時アドレス・バッファ305に転送されるが、このアドレス全体は必要でない。最初の12ビットと最下位の3ビットが一時バッファ305に転送される。その理由は、上位20ビットはDAFU230からVNU115に転送されるからである。movオペレーションにはロードが伴うので、パケット0に於けるロード・ビットは1に設定される。要求されたデータは32ビットである(ブロック705の011によって示されている)。

これはLSU205中のアドレスの第1集合だから、ブロック730に示すように、アドレス情報は識別子(id)と共に直ちにCCU110に送られる。LSU205は識別子に基づいて、返されたデータがどの命令と対応しているかを決定する。LSU205に転送されるためにアドレスがVNU115によって変換されるのをLSU205が持っている間、一時レジスタ305が使用される。

第2命令の「dec ebx」はアドレス・バッファ・キューに入れられる。decオペレーションにはロードもストアも伴わないので、アドレス・バッファ311に対応するロード・ビット701とストア・ビット702の両方が0に設定される。ロードもストアも必要でないので、この命令ではアドレス計算は必要でない。

第7(b)図に於いて、ecxに格納されたアドレスの第1バイトはレ

ジスタ・アドレス1 (address1) に入れられ、そのアドレスの最後のバイトはア

である。アドレスが一旦LSU205に入ると、キャッシュ要求が実行可能となる。

更に、第4命令に関する情報、すなわち、その命令はロードで要求されているデータの幅は16ビットである(010によって示されている)が、アドレス・バッファ313に対応する適切なブロックで示されているように、この情報がIEU107から送られて来ている。しかし、第4命令より古いストア(すなわち、第3命令)が存在する。LSU205はポインタを使用して、どのアドレス・バッファが最も古い命令情報を含んでいるかを決定する。このストアが存在するので、アドレス・バッファ313に対応する書き込み実行待ちビット715が設定される。従って、この場合、第4命令用のキャッシュ要求は生成できない。

ブロック740に示すように、CCU110は第3命令用にデータをLSU205に戻す。要求データはアドレス100で始まっているので、戻されたデータは位置合わせされる必要がない。最初の32ビットだけがBYTE-SELで選択され、そしてデータはデータ・バッファ526にラッチされる。

第7(d)図に於いて、第4命令に対応するアドレスはアドレス・バッファ313にラッチされ、対応する有効ビットが設定されている。次に、アドレス衝突オペレーションが行なわれる。第4命令から

のaddress1が第3命令のaddress1及びaddress2と比較され、その結果アドレス衝突の存在が決定される。従って、アドレス・バッファ313に対応する衝突ビット710が設定される。衝突が存在するために、サイクル4の期間中キャッシュ要求は生成できない。しかし、キャッシュ要求の実行が不可能であっても、ブロックで示されているように第4命令用のマージ・データがIEU107から到着する。マージ・データとはレジスタebxからのデータである。マージ・データが必要なのは、第4命令が単に16ビット・オペレーションであるからである。このマージ・データはデータ・バッファ526にラッチされる。

第7(e)図に於いて、書き込みAデータ (TRA-DATA) がIEU107から到着する。TRA-DATAは第3命令に於けるOR演算の結果である。このデータはデータ・バッファ524にラッチされる。更に、ブロック780に示すように、サイクル5の期間中次のパケット、即ちパケット1、が返送される。具体的には、next\_nextビットが1

に設定され、次の命令が退避可能であることを示し、retire\_numビットが1に設定され、バケット1にある命令を退避すべきであることを示す。この場合、第3命令と4命令の間にアドレス衝突がまだ存在する。

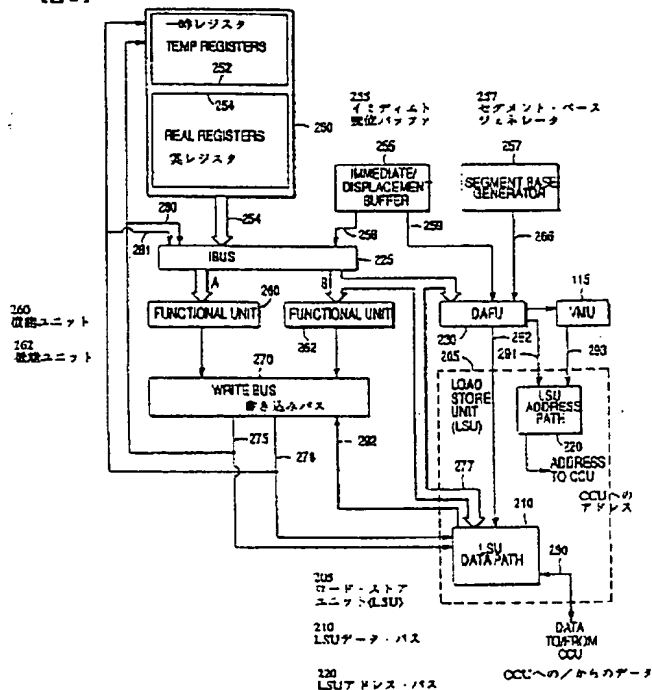
第7(F)図に於いて、データ・バッファ524中のデータはebx中のデータとORがとられ、その結果値87654321が生成される。ブロック785に示すように、ナイクル6の期間中、第3命令が退避される。第3命令の退避によって、LSU205は第4命令に対応する衝突ビット710をリセットできるようになる。ブロック730に示すように、OR演算によって生成された値を記憶場所00000100（レジスタeaxに格納されているアドレス）に格納するためのキャッシュ要求が行なわれる。ブロック780に示すように、データはこのデータ・ローケーションに格納されている。

第7 (g) 図に於いて、第4命令は記憶場所0103 (レジスタeax13の最初の16ビット) に格納されているデータをロードする。従って、ブロック730に示すように、第4命令に対応するロード・オペレーション用にキャッシュ要求が行なわれる。

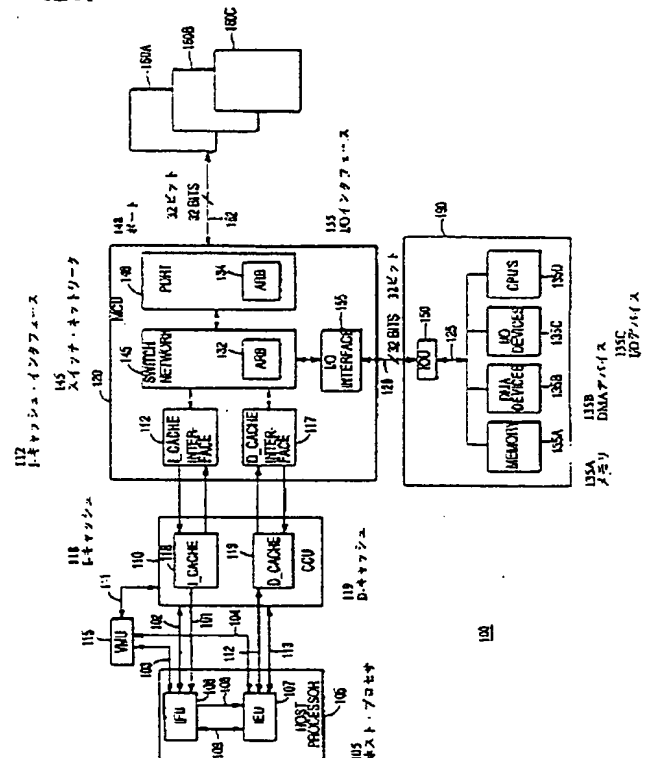
第7 (h) 図に於いて、ブロック740に示すように、要求された（位置合わせされていない）ロード・データがキャッシュから返される。ブロック750に示すように、次にデータは3バイト分シフトすることによって位置合わせされる。その理由は、要求されたデータはアドレス0100でなくアドレス0103で始まるからである。最初の16ビットだけが要求されたので、最初の2バイトだけが位置合わせされたデータから選択される。これら16ビットは次にデータ・バッファ326にラッチされ、このデータ・バッファは120107に逆方向に転送されて、レジスタebxに格納される。

上記に本発明を実施例を参照しつつ説明したが、本発明の精神及び特許請求の範囲から逸脱することなく、形状並びに詳細において様々な変更が可能ながことが当業者には理解されるであろう。

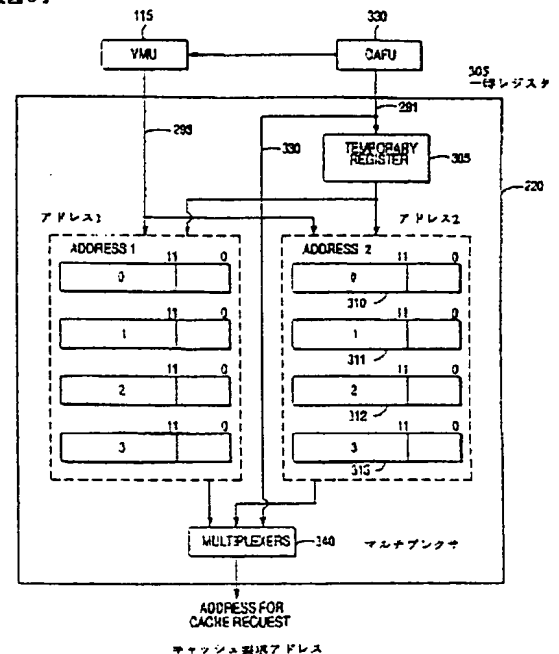
【图 2】



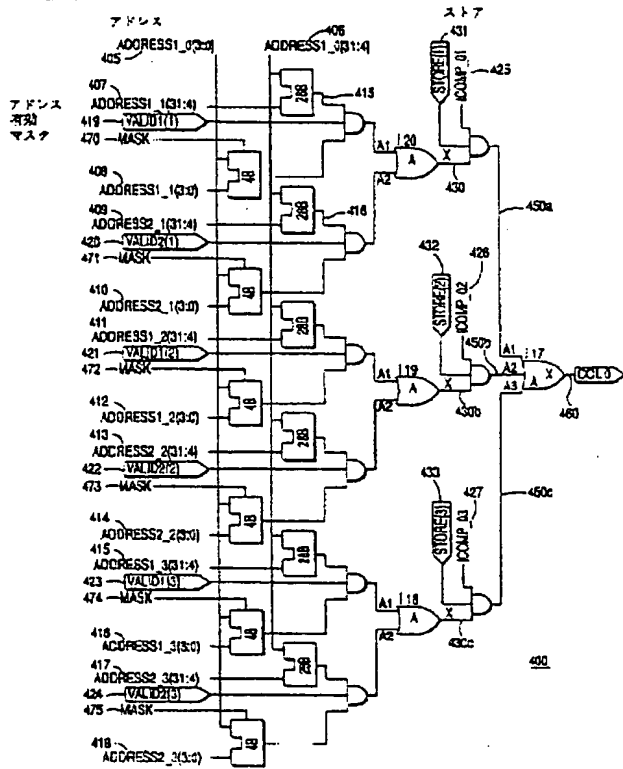
【 11 】



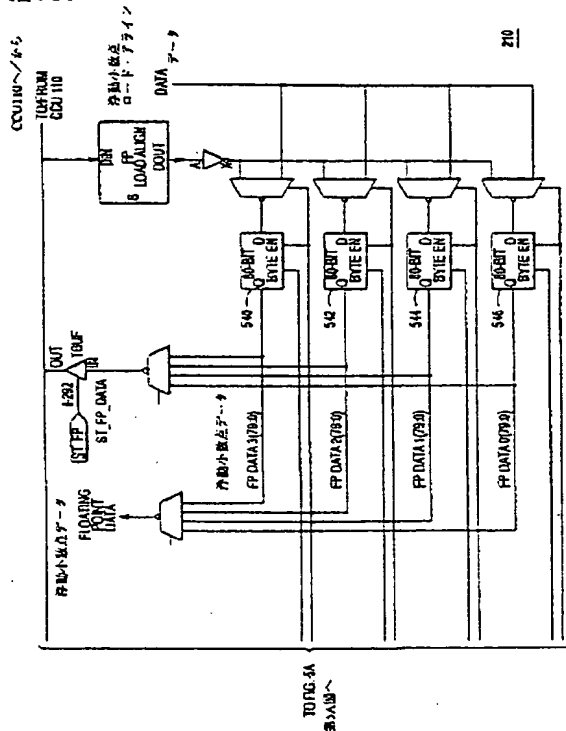
【例 3】



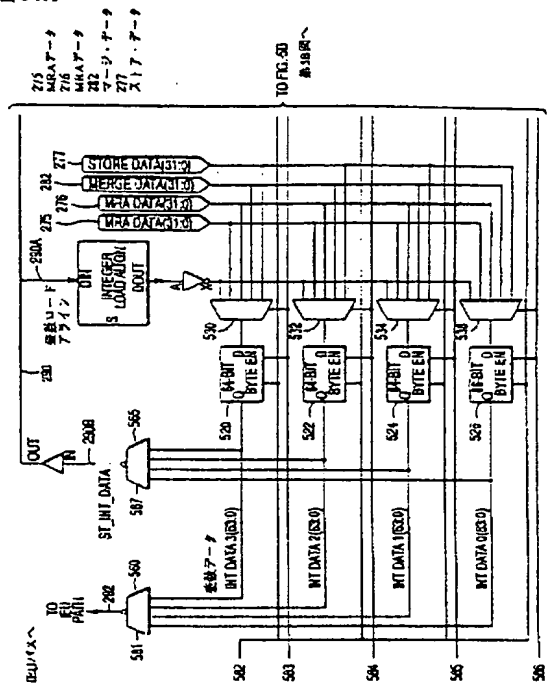
【図4】



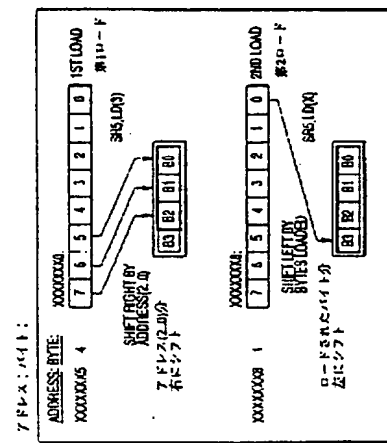
【図53】

TO PG. 54  
第54図へ

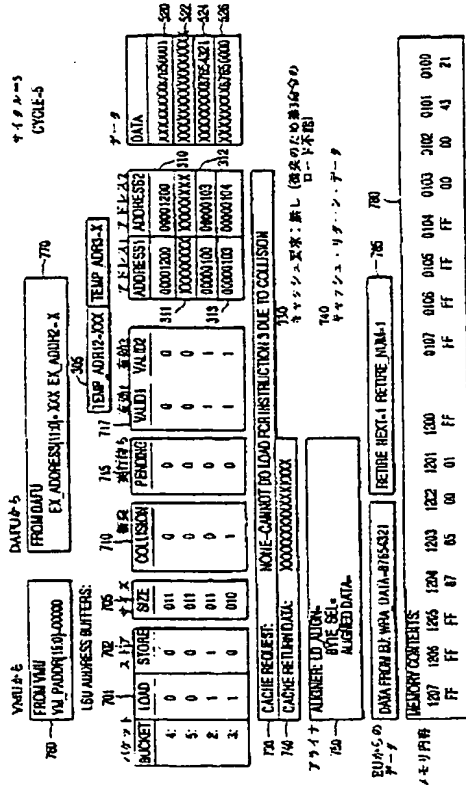
【図5A】



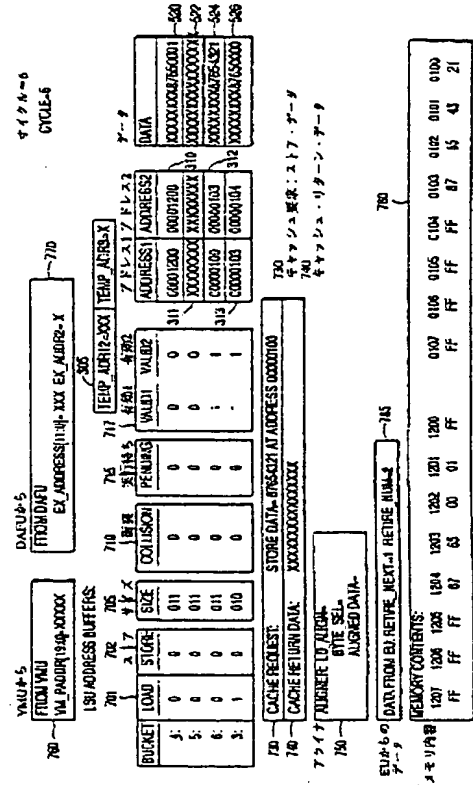
【図6】



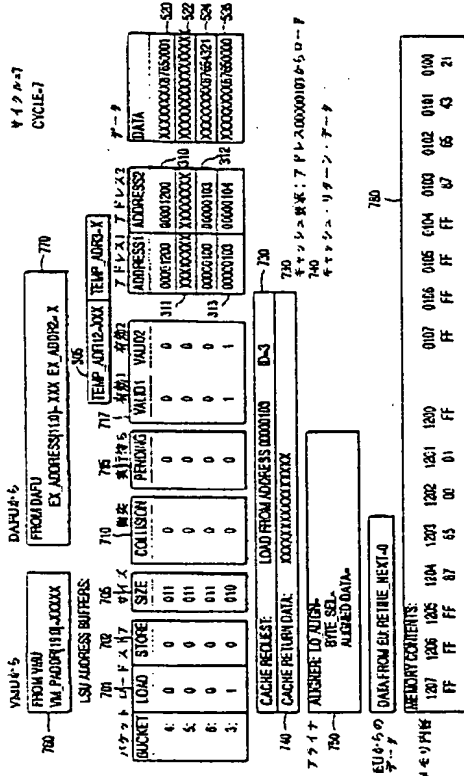




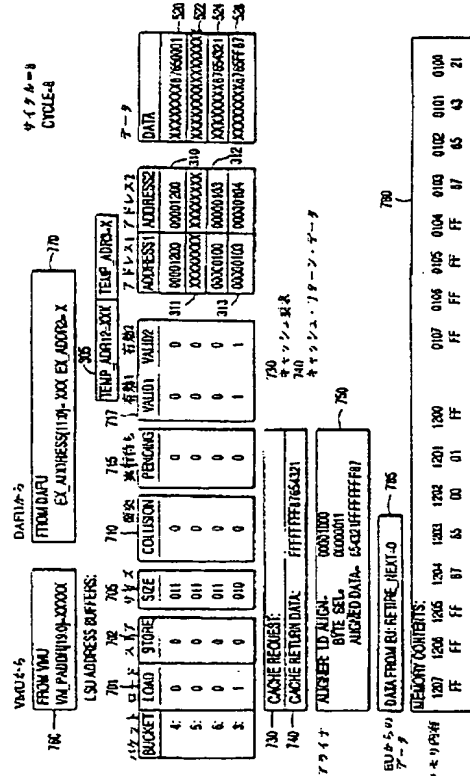
【B7F】



【圖 7 C】



【圖 7 H】



## 【国際調査報告】

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Pat. Application No.  
PCT/US 93/08331

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER IPC 5 G06F9/38		
According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC		
B. FIELDS SEARCHED Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols) IPC 5 G06F		
Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched		
Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)		
C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
Y	EP,A,0 302 999 (INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORP.) 15 February 1989  see the whole document	1,2,8,9, 11,13, 16,17, 19,20,22
Y	EP,A,0 147 775 (HITACHI LTD) 10 July 1985  see the whole document	1,2,8,9, 11,13, 16,17, 19,20,22
A	EP,A,0 436 092 (INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORP.) 10 July 1991  -/-	1,4, 10-12, 16,17, 20,21
<input checked="" type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of box C. <input checked="" type="checkbox"/> Patent family members are listed in annex.		
* Special categories of cited documents: "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance "E" earlier document but published on or after the international filing date "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified) "O" document referring to an oral disclosure, etc. exhibition or other means "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art "Z" document member of the same patent family		
Date of the actual completion of the international search  10 December 1993		Date of mailing of the international search report  17. 12. 93
Name and mailing address of the ISA European Patent Office, P.O. Box 1 Patentkan 2 NL - 2280 HV The Hague Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax (+31-70) 340-2046		Authorized officer  Weinberg, L

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Int'l. Patent Application No.  
PCT/US 93/08331

C. (Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category	Class of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Reference to claim No.
A	DE, A, 36 03 240 (SIEMENS) 6 August 1987 see the whole document ---	1-3, 16, 17
A	EP, A, 0 259 095 (AMDAHL CORP) 9 March 1988 see the whole document ---	1, 11, 16, 17
A	EP, A, 0 377 990 (INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORP.) 18 July 1990 see the whole document ---	1, 3, 16
A	IEEE TRANSACTIONS ON COMPUTERS vol. 37, no. 5, May 1988, NEW YORK US pages 562 - 573 SMITH AND PLESZKUN 'Implementing precise interrupts in pipelined processors' see the whole document ---	9, 10, 12, 13, 15, 18-21
A	EP, A, 0 272 198 (UNITED TECHNOLOGIES CORP.) 22 June 1988 see the whole document -----	7

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

Int. Application No.

PCT/US 93/08331

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
EP-A-0302999	15-02-89	US-A- 4991090 JP-A- 63293639	05-02-91 30-11-88
EP-A-0147775	10-07-85	JP-A- 60129840 US-A- 4638429	11-07-85 20-01-87
EP-A-0436092	10-07-91	US-A- 5185871 JP-A- 3201130	09-02-93 03-09-91
DE-A-3603240	06-08-87	NONE	
EP-A-0259095	09-03-88	AU-B- 587714 AU-A- 7744387 JP-A- 63113648 US-A- 4855904 US-A- 4872111 US-A- 4722046	24-08-89 03-03-88 18-05-88 08-08-89 03-10-89 26-01-88
EP-A-0377990	18-07-90	US-A- 4961162 JP-A- 2227768	02-10-90 10-09-90
EP-A-0272198	22-06-88	CA-A- 1278382 JP-A- 63192135 US-A- 4992934	27-12-90 09-08-88 12-02-91

---

**【要約の続き】**

ア・ユニットの三つの主なタスクは(1)アウト・オブ・オーダーのキャッシュ要求の処理、(2)アドレス衝突の検出、及び(3)データの位置合わせ、である。